

분산 실시간 시스템의 내부 상호연결통신망을 위한 가상토큰 이중버스 프로토콜

正會員 정 언 쾌*, 백 장 현**

A Virtual Token Dual Bus Protocol for the Interconnection Network of Distributed Real-time System

Youn-Kwae Jeong*, Jang-Hyun Baek** *Regular Members*

요 약

CDMA 이동통신 시스템에서 기존의 음성 및 데이터 서비스 뿐만 아니라 고속 데이터, 그래픽, 동화상 등과 같은 이동 멀티미디어 서비스를 추가로 제공하기 위해서는 화상, 영상 데이터를 고속으로 교환할 수 있도록 CDMA 상호연결 통신망에 대한 성능 향상이 요구된다.

본 논문에서는 CDMA 상호연결 통신망의 성능 향상을 위한 가상토큰 이중버스(VTDB: Virtual Token Dual Bus)의 구조 및 매체접근제어 프로토콜을 제안하고, 성능분석을 위한 해석적 방법을 제시한다. 제안하는 VTDB 프로토콜에서는 공유버스에 대한 매체접근제어시 가상토큰 예약 기능을 사용하여 전송할 메시지를 가진 노드간 가상토큰 전달시간을 줄여 버스의 성능을 향상시키며, 또한 각 노드에게 독립된 두개의 버스에 대한 매체접근제어 기능을 갖도록 하여 메시지 전송시 두개의 버스를 함께 사용하게 함으로써 공유버스의 성능 및 신뢰성을 개선한다. 해석적 방법 및 시뮬레이션을 이용한 성능분석을 통하여 단일 공유버스 구조를 갖는 가상토큰 전달방식의 매체접근제어 프로토콜과 비교하여 본 논문에서 제안한 VTDB 프로토콜의 성능이 향상됨을 확인할 수 있었다.

ABSTRACT

In CDMA mobile communication system, in order to provide mobile multimedia services such as high speed data, graphic, and moving picture services as well as existing voice and data services, the performance of CDMA interconnection network needs to be improved to exchange control data and multimedia data at a high speed between processors within the system.

In this paper, we propose a virtual token dual bus (VTDB) architecture and medium access control protocol to

*한국전자통신연구원 책임연구원

**전북대학교 산업공학과

論文番號:97410-1110

接受日字:1997年 11月 10日

improve the performance of CDMA interconnection network. The VTDB protocol enhances bus throughput by using virtual token reservation scheme, since this reservation scheme reduces virtual token switchover time between nodes with message during medium access control time of a shared bus. Also, it improves the performance and reliability of the network by using a dual bus architecture. This architecture can enhance network performance because each node is connected to two buses and it can use two buses simultaneously to transmit messages. It also can provide network reliability because each node can transmit messages even when one bus fails.

Using analytical method and simulation, we show that the performance of VTDB protocol is better than that of MAC protocol of virtual token single bus architecture.

I. 서 론

CDMA 이동통신 시스템 및 대용량 전자교환 시스템 등과 같은 분산 실시간 통신 시스템은 시스템의 확장성, 신뢰성 및 성능을 위하여 기능과 부하가 분산 처리되는 분산 제어 구조를 가진다[1][2]. 이러한 시스템은 각 기능에 따라 다수의 서브시스템으로 구성되며, 각 서브시스템은 음성 및 제어 메시지를 처리하는 다수의 프로세서들에 의하여 고유의 기능을 수행하게 된다. 따라서 분산제어 구조를 갖는 실시간 통신 시스템은 시스템 내부의 각 구성 요소들 사이에 실시간 제어 및 음성 메시지를 고속으로 교환할 수 있는 상호연결 통신망이 요구되며, 이는 전체 시스템의 신뢰성 및 성능을 결정하는 중요한 요인이 된다.

국내에서 개발하여 세계 최초로 상용 서비스를 성공적으로 시작한 CDMA(Code Division Multiple Access)[3] 방식의 디지털 셀룰라 이동통신 시스템인 CMS(CDMA Mobile System) 시스템[4]은 음성 서비스를 기본적으로 제공하고 단문 서비스(SMS:Short Message Service)[5] 및 비동기 데이터/파일/팩스 서비스를 부가적으로 제공한다. 그러나 최근 기존의 이동통신 시스템이 제공하는 음성 및 저속 데이터 서비스 뿐만 아니라 고속 데이터, 그래픽, 동화상 등과 같은 다양한 이동 멀티미디어 서비스를 제공할 수 있는 PCS(Personal Communication System)[6], UMTS(Universal Mobile Communications System)[7] 및 IMT-2000/FPLMTS(International Mobile Telecommunications-2000/Future Public Land Mobile Telecommunications Systems)[8] 등과 같은 제 3세대 이동통신 시스템의 개발에 대한 요구가 확대되고 있다. 따라서 기존의 CMS 시스템에서 다양한 이동 멀티미디어 서비스를 제공

하기 위해서는 기존의 음성 및 데이터 뿐만 아니라 화상, 영상 데이터를 고속으로 교환할 수 있도록 내부 프로세서간 상호연결 통신망에 대한 성능 향상이 요구된다.

CMS 이동통신 시스템의 내부 상호연결 통신망인 CIN(CDMA Interconnection Network) 망에서는 구현이 간단하고 고속 통신을 제공할 수 있는 가상토큰 버스(Virtual Token Bus)[9] 방식의 매체접근제어 프로토콜이 사용되었다. 또한 가상토큰버스 통신망의 성능을 높이기 위하여 버스에 연결된 노드의 수 및 주소에 따라 버스전송주기를 제어하는 프레임 동기 신호의 동적제어 기법[10], 예약토큰과 전송토큰을 이용한 2단계 전송예약 기법[11], 이중 예약토큰을 이용한 양방향 전송예약 기법[12], 버스 중재시 노드들을 그룹으로 구성하여 그룹내의 노드들에 대한 버스중재와 그룹들에 대한 버스중재를 단계별로 수행하여 버스의 성능을 개선하는 다단계 버스중재 기법[13] 등이 제안되어 왔다. 이러한 방법들은 대부분 하나의 공유 버스에 대하여 버스 중재시 요구되는 노드간 스위치오버 시간을 줄여 통신망의 성능을 개선하고 있으며, 따라서 근본적으로 CIN 통신망의 성능을 높이는 데는 한계가 있다.

본 논문에서는 CDMA 상호연결 통신망의 성능과 신뢰성을 향상시키기 위하여 두개의 버스를 동시에 운용하는 가상토큰 이중버스(VTDB: Virtual Token Dual Bus) 구조 및 매체접근제어 프로토콜을 제안한다. 제안하는 VTDB 프로토콜을 위한 통신망 구조는 두개의 병렬버스인 가상토큰버스, 다수의 노드, 두개의 통신망 관리기로 구성된다. 그리고 VTDB 프로토콜에서는 공유버스에 대한 매체접근제어시 가상토큰 예약 기능을 사용하여 전송할 메시지를 가진 노드간

스위치오버 시간을 줄여 버스의 성능을 향상시키며, 또한 각 노드를 독립된 두개의 버스에 동시에 연결하며, 각 노드는 두개의 버스에 대한 매체접근제어 기능을 동시에 수행하여 메시지 전송시 두개의 버스를 함께 사용하게 함으로써 공유버스 통신망의 성능 및 신뢰성을 개선한다. 해석적 방법 및 시뮬레이션을 이용한 성능분석을 통하여 단일 공유버스 구조를 갖는 가상토큰 전달방식의 매체접근제어 프로토콜과 비교하여 본 논문에서 제안한 VTDB 프로토콜의 성능이 우수함을 보이고자 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 기존의 CMS 이동통신 시스템의 상호연결 통신망에 대하여 기술한다. 3장에서는 본 논문에서 제안하는 VTDB 프로토콜에 대하여 기술한다. 4장에서는 기존의 단일 버스 구조를 갖는 가상토큰버스 프로토콜과 본 논문에서 제안한 VTDB 프로토콜과의 성능을 비교 분석한다. 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

II. CDMA 상호연결 통신망 구조

CDMA 이동통신 시스템은 신뢰성, 확장성 및 융통성을 제공하기 위하여 분산 제어 구조를 가지며, 기지국(BTS: Base station Transceiver Subsystem), 제어국(BSC: Base Station Controller subsystem) 및 이동교환기(MSC: Mobile Switching Subsystem) 등과 같은 서브시스템으로 구성된다. CDMA 이동통신 시스템을 구성하는 각 서브시스템들은 CDMA 호 제어 및 트래픽 데이터를 교환하는 다수의 프로세서 유니트와 트래픽 유니트로 구성된다. 각 유니트들은 CDMA 방식의 전송 특성인 가변 유성 부호를 효율적으로 처리할 수 있는 패킷 형태의 메시지를 상호 교환하므로써 고유 기능을 수행하게 된다.

CDMA 상호연결 통신망은 그림 1에서와 같이 기지국을 위한 BIN(BTS Interconnection Network), 제어국을 위한 LCIN(Local CIN) 및 제어국간의 통신경로 제공과 메시지 트래픽 분산을 위한 GCIN(Global CIN)과 같은 단위 통신망으로 구성된다. CDMA 상호연결 통신망은 지연특성, 접속성, 확장성, 신뢰성, 데이터 처리 성능, 접속 용량 등을 고려하여 LCIN, BIN과 같은 단위 통신망을 근간으로 부분적인 메쉬 토폴로지(mesh topology)를 지닌 계층적 구조를 가지며,

단위 통신망간의 다중 링크를 허용하는 복합적인 통신망 구조를 가진다.

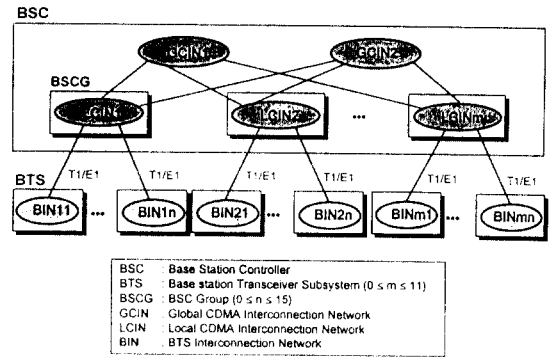


그림 1. CDMA 상호연결 통신망 구조

Fig. 1 Architecture of CDMA interconnection network

하나의 제어국(BSC)은 최대 12개의 단위 제어국(BSCG: Base Station Controller Group)으로 구성되고, 각 BSCG는 단위 제어국 상호연결 통신망인 LCIN으로 구성되어 있다. 그리고 BSCG간의 통신 경로 제공과 전송되는 메시지 트래픽 분산을 위해서 2개의 GCIN을 두었다. GCIN과 LCIN은 동일 시스템 내에서 근거리에서 위치하므로 상호간에 직렬 통신 링크로 연결되며, 이때 두 망간의 연결은 링크에 대한 신뢰도를 증대시키기 위하여 교차 이중화(cross redundancy) 구조를 가진다. BSCG는 이동 가입자 용량 증대에 따라 최대 16 기지국과 연결되고, 각 기지국은 기지국 상호연결 통신망인 BIN으로 구성된다. 제어국과 기지국은 일반적으로 원거리에서 위치하므로 중계선 정합장치를 통하여 T1 또는 E1 중계선으로 연결된다. LCIN과 하나의 BIN은 전송되는 트래픽을 분산시키고 메시지 전달 지연을 줄이기 위하여 3T1 또는 3E1으로 연결되며 단위 LCIN은 최대 48E1 또는 48T1의 용량을 가진다.

CDMA 이동통신 시스템의 내부 CDMA 상호연결 통신망은 구성하는 각 단위 통신망 GCIN, LCIN 및 BIN의 구조는 그림 2와 같이 기본적으로 동일하며, 서브시스템의 특성에 따라 일부 구성 요소의 추가 또는 삭제된 형태의 구조를 가진다. 따라서 이러한 단위 통신망을 근간으로 CDMA 이동통신 시스템의 내

부 상호연결 통신망을 구현하므로써 시스템 용량에 따른 망 구성이 용이하며, 각 단위 통신망 단위로 망을 관리하여 부분적인 망의 장애에 대한 전체 통신망의 신뢰성을 높이며, 동일한 단위 통신망을 사용하여 망 구성에 따른 경제성을 갖도록 구현되었다.

각 단위 통신망은 통신망의 신뢰성을 위하여 독립된 두개의 공유버스 BUS(1), BUS(2)로 구성되며, 각 버스는 버스중계기를 중심으로 A-BUS, B-BUS로 나누어진 이중화된 구조를 가진다. 노드($N_1 \sim N_n$)는 트래픽 유닛 및 프로세서 유닛에게 메시지 교환을 위한 통신 경로를 제공하며, 공유버스에 대한 매체접근 제어 기능을 수행한다. 시스템의 신뢰성을 위하여 프로세서 유닛이 이중화로 구성되어 운용되기 때문에 노드($N_1 \sim N_{n/2}$)와 노드($N_{n/2+1} \sim N_n$)는 동작/대기(active/standby) 형태의 이중화로 동작한다.

공유버스 BUS(1), BUS(2)는 노드 사이의 메시지 교환을 위한 병렬 백플레인(backplane) 버스로서 두개의 버스가 동일하게 동작하는 중복(redundancy) 구조를 가진다. 각 버스는 버스중계기를 중심으로 A-BUS, B-BUS로 나누어진다. 두개의 버스에 연결된 각 노드는 버스 신호의 상태에 따라 하나의 버스 신호를 선택한다.

버스중계기는 공유버스 BUS(1), BUS(2)에 대하여 데이터 및 제어 신호를 중계 또는 분리하는 기능을 가진다. 버스중계기를 중심으로 A-BUS, B-BUS으로 이중화된 공유버스는 정상적인 경우, 버스 중계 기능에 의하여 두개의 독립된 버스가 하나의 버스로 동작하며, 한쪽 버스의 장애가 발생할 경우 또는 두개의 독립적인 버스 운용이 필요할 경우 버스 분리 기능에 의하여 두개의 독립된 버스로 분리되어 동작한다. 따라서 중복된 두개의 공유버스 BUS(1), BUS(2) 및 버스중계기를 사용한 이중화 구조를 사용하여 공유버스 형태의 통신망에 신뢰성을 제공하도록 한다.

통신망 관리기는 버스에 연결된 노드들에 관한 장애관리, 상태관리, 구성관리 기능 및 공유버스의 매체 접근제어를 위한 제어 신호를 제공하며, 버스의 장애를 감지하여 버스중계기를 제어하는 기능을 가진다. 또한 통신망 관리기는 이중화로 구성되어 동작/대기 형태로 운용되며, 유지보수 버스(M-BUS)를 통하여 노드에 대한 관리 기능을 수행한다.

그림 2에서는 통신망의 신뢰성을 제공하기 위하여

두개의 버스 BUS(1), BUS(2)를 사용하고, 각 버스들은 버스중계기를 중심으로 이중화된 구조를 가진다. 이러한 구조는 공유버스 형태의 통신망에서 높은 신뢰성을 제공할 수 있으나 통신망의 성능을 고려할 때, 두개의 공유버스가 존재함에도 불구하고 실제로는 하나의 버스에 대한 매체접근제어가 이루어지므로써 성능면에서 비효율적이다. 따라서 IMT-2000/FPLMTS 등과 같은 제 3세대 이동통신 시스템에서 이동 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해서는 통신망의 신뢰성 뿐만 아니라 성능을 동시에 향상시킬 수 있는 새로운 구조가 요구된다.

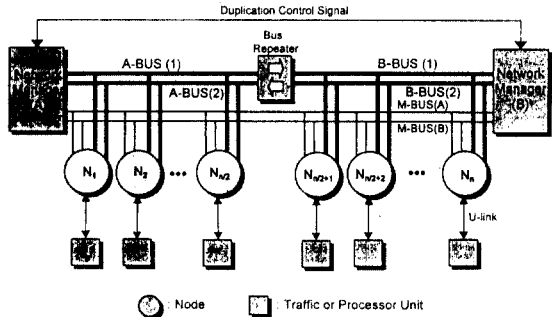


그림 2. 단위 통신망 구조
Fig. 2 Structure of unit network

III. 가상토콘 이중버스(VTDB) 구조 및 MAC 프로토콜

1. VTDB 통신망 구조

제한한 VTDB 프로토콜이 적용되는 통신망의 구조는 그림 3에서와 같다. 통신망은 두개의 독립된 공유버스 BUS(A), BUS(B), 유지보수 버스 M-BUS(A), M-BUS(B), 통신망 관리기 (A), (B) 및 다수의 노드로 구성된다.

통신망 관리기(A), (B)는 유지보수 버스인 M-BUS(A), (B)를 통하여 노드들에 대한 상태감시, 장애처리 및 형상관리 등과 같은 망 관리 기능을 수행하며, 각 공유버스 BUS(A), BUS(B)에 대한 버스 신호 제공 및 장애처리 기능을 수행한다. 또한 버스와 노드 이중화를 위하여 BUS(A), BUS(B) 및 노드의 상태 정보를 상호 교환하기 위한 통신 채널 및 이중화 제어 신호

를 갖는다. 공유버스 BUS(A), BUS(B)는 병렬 백플레인(backplane) 버스로서, 버스를 구성하는 신호는 다음과 같다.

- DATA : 고속 데이터 전송을 위한 병렬 데이터 신호
- BRCLK : 데이터 전송을 위한 동기 클럭
- TT* : 버스 상에 데이터가 전송되고 있음을 나타내는 버스 점유 신호
- RT* : 데이터 전송 기회의 예약상태를 나타내는 가상토른 예약 신호
- FRS* : 매체접근제어를 위한 버스 프레임 동기 신호
- ASTCLK : 매체접근제어를 위한 동기 클럭

노드($N_1 - N_n$)는 트래픽 유니트 및 프로세서 유니트에 게 메시지 교환을 위한 통신 경로를 제공하며, 버스 정합 기능, 메시지에 대한 경로제어 기능 및 공유버스에 대한 매체접근제어 기능을 수행한다. 각 노드는 그림 3에서와 같이 이중화된 버스 BUS(A), BUS(B)에 동시에 연결되어 버스 장애에 대한 통신망의 신뢰성을 확보할 수 있다.

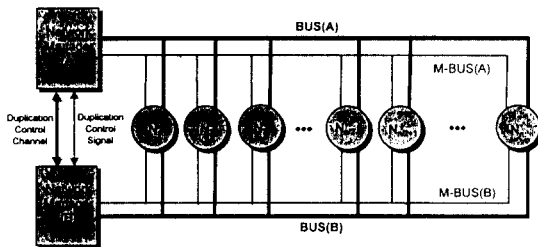


그림 3. VTDB 통신망 구조
Fig. 3 Network architecture of VTDB protocol

따라서 VTDB 통신망 구조는 각 노드가 두개의 공유버스를 버스의 상태에 따라 선택적으로 사용할 수 있으므로 공유버스 통신망의 신뢰성을 보장할 수 있다. 또한 두개의 공유버스에 대한 매체접근제어 기능을 동시에 수행하여, 각 노드에게 메시지 전송시 두개의 공유버스를 함께 사용하게 함으로써 기존의 버스중계기를 사용한 이중화 통신망에 비하여 통신망 성능을 대략 2배 정도 향상시킬 수 있다.

2. 매체접근제어 프로토콜

CDMA 이동통신 시스템의 기지국과 제어국을 위한 GCIN, LCIN, BIN 상호 연결 통신망은 확장성, 신뢰성 및 실시간 특성이 요구된다. 이러한 실시간 분산 제어 시스템의 내부 상호연결 통신망의 매체접근제어 프로토콜로는 토른버스, 토른링, FDDI, DQDB 프로토콜 등과 같이 실시간 특성을 제공할 수 있으며, 구현이 간단한 가상토른 방식의 매체접근제어 프로토콜[9]이 제안되어 사용되고 있으며, 그 특징은 다음과 같다.

- 공유버스에 대한 접근제어시 각 노드는 토른버스/토른링 프로토콜에서 발생하는 토른 프레임 전송 오버헤드를 줄이기 위하여 토른 프레임 사용하지 않고 토른신호(가상토른)를 사용하여 매체접근제어를 수행한다.
- 매체접근제어 기능이 각 노드에 분산되어 있으며, 각 노드 내부의 접근계수기 및 버스중재주소에 의하여 독자적으로 수행된다. 따라서 통신망 운용중에 노드의 추가 및 삭제시 가상링의 재구성이 요구되지 않으므로 가상링 재구성으로 인한 메시지 전송 지연을 줄일 수 있다.
- 버스중재주소와 접근계수기를 근간으로 매체접근제어가 이루어지므로 프로토콜이 간단하여 구현이 용이하다.
- 병렬 버스 구조를 사용하여 고속 통신을 제공할 수 있다.
- 매체접근제어 기능을 각 노드에 분산하는 분산 매체접근제어 방법을 사용하여 버스에 대한 높은 신뢰성을 제공할 수 있다.
- 가상토른을 라운드 로빈(round-robin) 방식으로 각 노드에게 순차적으로 전달하므로 각 노드의 버스 사용에 대한 공정성을 제공한다.

가상토른 방식의 매체접근제어 프로토콜은 실제 토른 프레임 전달하는 것이 아니라, 각 노드에 분산된 접근계수기 및 노드의 버스중재주소 등으로 구성되는 매체 접근 제어부를 통하여 노드 자신의 버스 점유 시기를 스스로 판단하는 방식이다. 이러한 프로토콜을 사용함으로써 토른 프레임의 전송으로 인한 오버헤드를 줄일 수 있다. 따라서 가상토른을 사용하

는 매체접근제어 프로토콜은 노드들에게 공정한 메시지 송신 기회를 부여하며, 매체 접근을 위한 오버헤드가 적어 실시간 전송을 요구하는 경우에 효과적으로 사용 가능하며 높은 버스 이용 효율을 가진다.

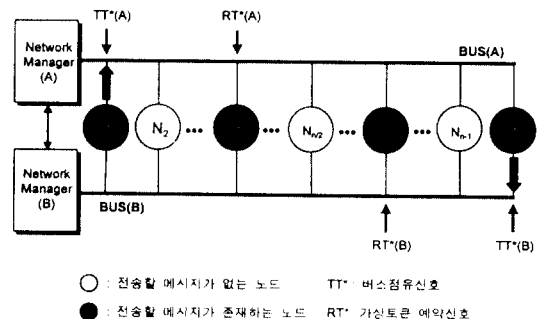
본 논문에서 제안하는 VTDB 프로토콜은 공유버스에 대한 매체접근제어시 가상토큰을 가진 노드가 메시지 전송중에 다음에 메시지를 전송할 노드를 찾는 매체접근제어 과정을 동시에 수행하여 전송할 메시지를 가진 노드간 가상토큰 전달 시간(스위치오버 시간)을 줄여 버스의 성능을 향상시키며, 또한 각 노드에게 두개의 버스를 동시에 사용하게 하여 버스의 성능 및 신뢰성을 개선하는 매체접근제어 방법이다. 각 노드는 두개의 공유버스BUS(A), BUS(B) 각각에 대하여 매체접근제어를 동시에 수행하며, 그 동작 원리는 다음과 같다.

- (1) 가상토큰버스 통신망에 연결된 각 노드는 1부터 N까지 고유의 버스중재주소를 가지며, 두개의 버스에 대한 매체접근제어 기능을 가진다.
- (2) 버스A에 대한 가상토큰(A)는 노드의 버스중재 주소에 따라 1부터 N까지 순방향으로 순차적으로 전달되며, 버스 B에 대한 가상토큰(B)는 노드의 버스중재 주소에 따라 N부터 1까지 역방향으로 순차적으로 전달된다.
- (3) 가상토큰을 전달받은 노드는 전송할 메시지가 있으면 가상토큰을 예약한다. 그러나 전송할 메시지가 없으면 다음 버스중재주소를 가진 노드에게 가상토큰을 전달한다.
- (4) 각 노드는 두개의 버스중 하나의 버스를 예약 또는 사용중이면, 다른 버스에 대한 버스 예약 기회가 주어져도 다른 노드들에 대한 버스 사용 기회를 공정하게 부여하기 위하여 버스에 대한 예약을 하지 않는다.
- (5) 가상토큰을 예약한 노드는 현재 버스가 유효한 상태이면 예약한 버스에 메시지 프레임 전송하며, 가상토큰을 다음 버스중재주소를 가진 노드에게 전달한다. 그러나 현재 예약한 버스가 다른 노드에 의해 사용중이면 버스가 유효할 때까지 대기한다.
- (6) 프레임 단위로 우선순위제어를 수행하지 않고, 각 노드의 특성에 따라 노드 단위로 우선순위를

제어한다. 즉 노드 단위로 $n(1, 2, 4, 8)$ -limited service 정책을 사용한다.

- (7) 각 노드에 대한 우선순위제어 방법은 망 트래픽 및 노드의 특성에 따라 동적으로 부여된다.

제안한 VTDB 프로토콜의 동작 모델은 그림 4에서와 같다. BUS(A)에 대한 매체접근제어가 수행되는 과정은 다음과 같다. 만약 가상토큰을 예약한 노드 N_1 이 메시지 전송을 시작하면 가상토큰은 다음 노드로 순차적으로 전달되어 전송할 메시지를 가진 임의의 노드 N_i 에서 예약된다. 그리고 노드 N_1 이 전송을 완료하면 가상토큰을 예약한 노드 N_i 가 메시지 전송을 시작하게 된다. 또한 BUS(B)에 대한 매체접근제어가 수행되는 과정은 다음과 같다. 만약 가상토큰을 예약한 노드 N_n 이 메시지 전송을 시작하면 가상토큰은 다음 노드 N_{n-1} 로 순차적으로 전달되어 전송할 메시지를 가진 임의의 노드 N_j 에서 예약된다. 그리고 노드 N_n 이 전송을 완료하면 가상토큰을 예약한 노드 N_j 가 메시지 전송을 시작하게 된다. 임의의 노드 i 가 메시지 전송중에 가상토큰이 전달될 수 있는 최대 노드 수는 노드 i 가 메시지를 전송하는 시간(β_i) 동안 인접한 두 노드간 가상토큰 전달시간(s_i)으로 나눈값($\lfloor \beta_i/s_i \rfloor$)으로 표시할 수 있다. 이와 같은 과정을 통하여 공유버스에 대한 매체접근제어시 가상토큰을 가진 노드가 메시지 전송을 시작함과 동시에 다음에 메시지를 전송할 노드를 찾는 매체접근제어 과정을 동시에 수행하여 전송할 메시지를 가진 노드간 가상토큰 전달 시간을 줄여 버스의 성능을 향상시킨다. 따라서 제안



○ : 전송할 메시지가 없는 노드 TT^* : 버스점유신호
 ● : 전송할 메시지가 존재하는 노드 RT^* : 가상토큰 예약신호

그림 4. VTDB 프로토콜의 동작 모델
 Fig. 4 Operational model of VTDB protocol

한 VTDB 프로토콜에서는 각 노드를 두개의 버스에 동시에 연결하여 공유버스 통신망의 신뢰성을 높이고, 또한 가상토큰 예약 기능과 두개의 버스에 대한 매체접근제어 기능을 동시에 수행하여 통신망의 성능을 높인다.

VTDB 프로토콜이 동작하기 위한 기능 블록은 그림 5와 같으며, 각 구성 요소에 대한 동작 설명은 다음과 같다.

접근계수기(access counter)는 각 노드의 버스 접근 시기를 결정하는 기능을 수행한다. 통신망 관리기로부터 수신한 프레임 동기 신호가 유효(FRS*(A)/(B)='0')할 때 8 비트 접근계수기 값이 '0'으로 초기화된다. 접근계수기 A는 증가 카운터이고, 접근계수기 B는 감소 카운터이다. 그리고 현재 가상토큰 예약 상태를 나타내는 신호가 다른 노드에 의해 가상토큰이 예약되지 않은 상태(RTI*(A)/(B)='1')를 나타내면, 접근계수기 A, B는 계수기 구동 클럭 신호(ASTCLK)에 의하여 그 값이 1씩 증가 또는 감소된다. 이와 같이 생성되는 8 비트 접근계수기 출력 데이터(D0~D7)는 가상토큰 발생기 A, B에서 노드 고유의 버스중재주소와 비교되어 그 값이 동일한 경우, 프레임 전송 기회를 나타내는 가상토큰 신호를 유효한 상태(VT*(A)/(B)='0')로 구동시킨다.

버스충돌 제어기(bus collision controller)는 접근계수기, 버스중재주소 및 가상토큰 발생기를 사용하여 분산 매체접근제어를 수행하는 가상토큰버스 구조에서 버스가 운용중에 새로운 노드가 추가된 경우, 추가된 노드의 접근계수기 값에 대한 초기화 문제로 발생될 수 있는 버스 충돌을 방지하는 기능을 수행한다.

가상토큰예약 제어기(virtual token reservation controller)에서는 가상토큰을 가진(VT*(A)/(B)='0') 노드가 전송할 메시지 프레임용 가지고 있고(NOEMPTY*='0'), 버스 충돌을 발생시키지 않고 가상토큰 예약이 가능한 상태(BC*(A)/(B)='1')인 경우, 다른 쪽 버스의 버스 예약상태 및 버스 점유상태에 따라 현재 다른 쪽 버스가 예약(RTO*(A)/(B)=0)되었거나 사용중(TTO*(A)/(B)=0)이면 버스를 예약하지 않고 다음 노드로 가상토큰을 전달한다. 그렇지 않은 경우, 버스를 점유하여 메시지 프레임용 전송할 수 있는 권한을 나타내는 가상토큰 예약신호(RT*(A)/(B)) 값을 '0'으로 구동하여 가상토큰을 예약한다.

버스접근 제어기(bus access controller)에서는 가상토큰 예약 상태를 확인하여 만약 가상토큰이 예약되었으면(RT*(A)/(B)='0'), 가상토큰 예약 확인 신호(RTO*(A)/(B)) 값을 '0'으로 구동하여 버스에 연결된 모든 노드의 접근계수기를 정지시켜 가상토큰의 전달을 중지시킨다. 그리고 다른 노드의 버스 점유 상태를 나타내는 신호를 감시하여, 현재 버스가 다른 노드에 의해 점유되어 사용중(TTI*(A)/(B)='0')이면 다른 노드가 버스 사용을 완료할 때까지 대기한다. 현재 버스를 점유하는 노드가 없는 유향 상태(TTI*(A)/(B)='1')임을 확인하게 되면, 버스점유신호를 유효한 상태(TTO*='0')로 구동하고 버스에 메시지 프레임 전송을 시작한다. 그리고 다른 노드들이 가상토큰을 예약할 수 있도록 가상토큰 예약을 해제(RTO*(A)/(B)='1')시켜 각 노드의 접근계수기가 다시 동작되도록 하여 가상토큰이 다음 버스중재주소를 가진 노드로 전달되도록 한다.

가상토큰이 버스중재주소 1부터 N까지 전달되면 통신망 관리기는 프레임 동기 신호(FRS*)를 발생시켜 버스중재주소에 따라 순차적으로 다시 버스접근 제어 과정이 반복되도록 한다. VTDB 프로토콜의 동

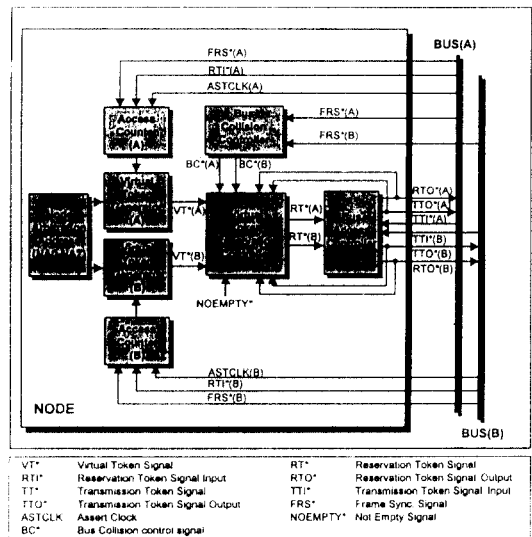


그림 5. VTDB 프로토콜의 매체접근제어기 구조
Fig. 5 Structure of medium access controller for VTDB protocol

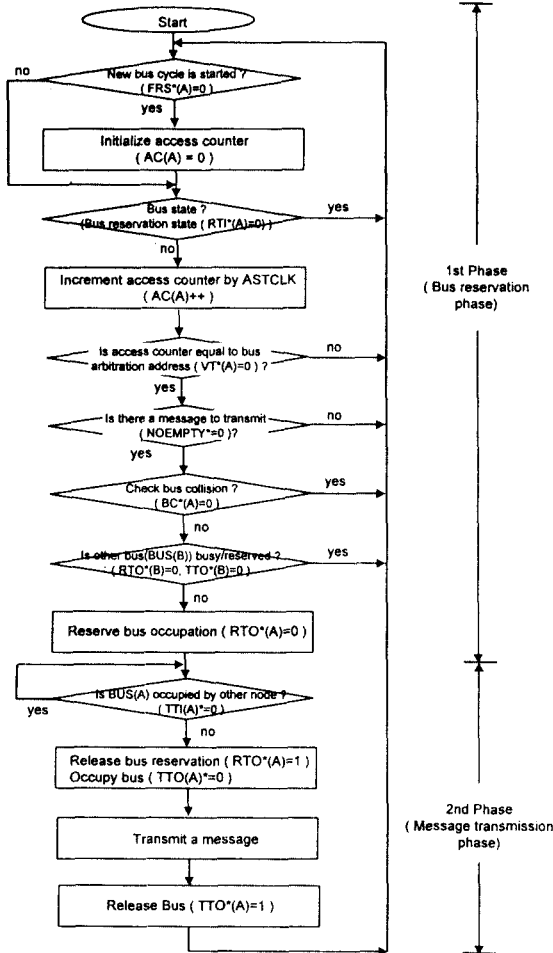


그림 6. VTDB 프로토콜의 동작 흐름도
Fig. 6 Flowchart of medium access control for VTDB protocol

작 흐름도는 그림 6에서와 같다. 그림 6은 BUS(A)의 관점에서 동작 흐름도를 나타내며, BUS(B)에 대해서도 동일한 방법으로 수행된다.

3. 메시지 프레임 구조 및 경로제어

1) 메시지 프레임 구조

메시지 프레임은 기본적으로 HDLC 통신 방식을 따르는 프레임 포맷 구조로서 개시 플래그(opening flag)와 종료 플래그(closing flag)를 포함한 프레임의 전체 최대 길이를 4 가지 모드(256, 512, 1024, 2048 바이트)를 수용한다. 개시 플래그 다음으로 이어지는

3 바이트 영역은 해당 프레임의 목적지 노드 주소를 나타내며, HDLC 통신에 의하여 전송전에 강제 삽입된 주소 영역의 '0' 비트들을 수신측 노드에서 제거한 후 경로제어를 수행하므로 3 바이트 전체 비트 조합을 주소로 할당할 수 있다. 전송 및 수신 순서에 따라 프레임상의 첫번째 주소 바이트부터 세번째 주소 바이트는 24 비트 주소 구조의 MSB에서부터 LSB로 맵핑되며, 이는 그림 7에서와 같다.

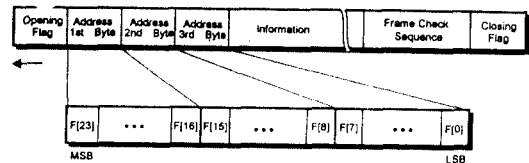


그림 7. 프레임 구조
Fig. 7 Structure of message frame

2) 메시지 프레임 경로제어

메시지 프레임에 대한 경로제어는 점대점, 멀티캐스팅 및 브로드캐스팅 통신을 지원한다. 이를 위하여 각 노드는 그림 8에서와 같이 노드 주소(NA[23:0]), 2가지의 경로제어용 에트리뷰트(MA[23:0], CA[23:0]) 레지스터와 1 바이트의 멀티캐스팅 제어 에트리뷰트(MCA[7:0]) 레지스터를 가진다. 노드 주소는 노드 자신이 가지고 있는 망에서 유일한 주소로서 수신된 프레임 주소와 함께 경로제어시에 기본적으로 사용되는 주소이다. 마스크 제어 에트리뷰트(masking control attribute)는 샘플 루우팅 경로제어시에 비트 마스크(masking)을 위한 것으로 비트 값이 '1'인 경우 그 비트는 경로제어시 마스크되도록 하는 기능을 가진다. 비교 제어 에트리뷰트(comparison control attribute)는 프레임 주소와 노드 주소의 각 비트별 비교처리 과정을 제어하는 에트리뷰트이다. 만약 비트의 값이 '1'이면 이 비트에 대응하는 프레임 주소와 노드 주소가 서로 다른 경우에 경로 결과는 '1'이 되며, 비트의 값이 '0'이면 두 주소가 동일한 경우에만 경로제어 결과가 '1'이 되도록 하는 기능을 가진다.

멀티캐스팅 제어 에트리뷰트(multicasting control attribute)는 각 노드의 그룹을 결정하여 메시지 프레임의 멀티캐스팅 통신을 지원하는 에트리뷰트로서, 8

비트 중에 상위 4 비트(S[7:4])는 네트워크 계층 설정자 영역으로 사용되고, 하위 4 비트(S[3:0])는 단말 노드 그룹의 설정자 영역으로 사용된다. 따라서 멀티캐스팅 통신은 최대 4 계층 네트워크 토폴로지까지 가능하며, 단말 노드 그룹은 네트워크 계층과 무관하게 최대 16 그룹까지 구분될 수 있다. 그림 8은 노드 주소 및 경로제어 애트리뷰트의 구조를 나타낸다.

(1) 점대점 통신 경로제어

각 노드는 프레임 수신 여부를 확인하기 위하여 두 단계로 경로제어가 수행된다. 1단계는 프레임 주소와 노드 내부의 노드 주소, 마스킹 애트리뷰트 및 비교

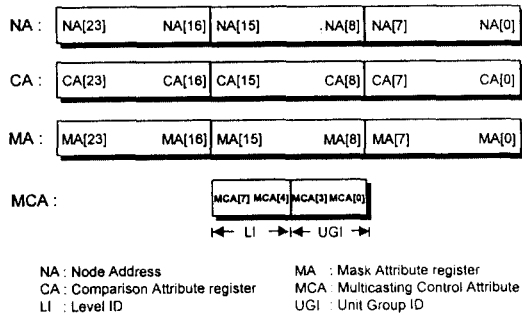


그림 8. 노드 주소 및 경로제어 애트리뷰트 구조
 Fig. 8 Structure of node address and routing control attribute

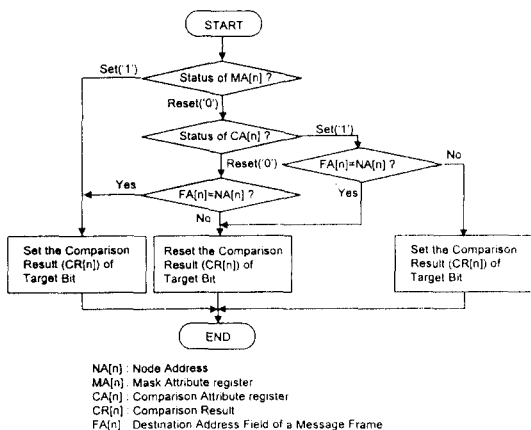


그림 9. 점대점 통신을 위한 1 단계 경로제어 과정
 Fig. 9 1st phase routing control for point-to-point communication

애트리뷰트의 각 비트를 비교한다. 2단계는 1단계의 비교 결과를 이용하여 프레임 수신 여부를 판단하며, 그 동작 원리는 그림 9와 그림 10에서와 같다.

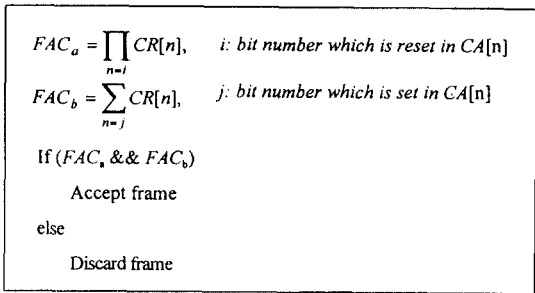


그림 10. 점대점 통신을 위한 2 단계 경로제어 과정
 Fig. 10 2nd phase routing control for point-to-point communication

(2) 멀티캐스팅, 브로드캐스팅 통신 경로제어

프레임의 첫번째 바이트가 'FF'이고 두번째 바이트가 역시 'FF'이면 브로드캐스팅 통신이므로 모든 노드가 프레임을 수신한다. 첫번째 바이트가 'FF'이고 두번째 바이트가 'FF'가 아니면 멀티캐스팅 통신으로 두번째 바이트가 멀티캐스팅 제어 애트리뷰트와 비교되어 자신의 네트워크 계층과 노드 그룹이 일치하면 프레임을 수신한다.

IV. VTDB 프로토콜의 성능분석

본 장에서는 VTDB 프로토콜의 성능분석을 위한 해석적 방법을 제시한다. 이러한 해석적 방법을 시뮬레이션과 비교하여 타당성을 검증하고 수리적 예제를 통하여 기존의 단일버스 가상토콘 방식의 매체접근 제어 프로토콜과 제한한 VTDB 프로토콜의 성능을 비교한다. 또한 여러가지 파라메타에 대한 VTDB 프로토콜의 성능을 살펴본다.

1. 해석적 성능분석

VTDB 프로토콜은 서버가 2개인 폴링(polling) 시스템으로 모델링할 수 있다. 각 노드의 도착 과정 및 서비스 과정은 각각 동일한 통계적 특성(identical statistical behavior)을 갖는다고 가정한다. 이를 분석하기

위하여, 특정 노드를 방문한 특정 서버가 다시 그 노드를 방문할 때까지의 시간을 나타내는 확률변수 (random variable)로 사이클 c 를 정의하자. N 을 노드의 수, s_i 를 i 번째 노드에서 $(i+1)$ 번째 노드로 가상토른이 전달되는 데 필요한 스위치오버 시간이라 하자.

일반적으로 스위치오버 시간을 가지는 폴링 시스템에서 한 사이클 동안의 총 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$S = \sum_{i=1}^N s_i \quad (1)$$

그러나 VTDB 프로토콜의 경우는 이와는 다르다. 우선 VTDB 프로토콜의 경우 i 번째 큐에 대한 서비스 시간 동안 방문할 수 있는 큐의 최대 수는

$$n_i = \max_k \left[\frac{k \times \beta_i}{s_i + s_{i+1} + \dots + s_{i+k-1}} \right] \quad (2)$$

으로 표시된다.

이제 VTDB 프로토콜에서 임의의 j 번째 큐와 다음 큐 사이의 스위치오버 시간을 살펴보자. i 번째 큐에 대한 서비스 동안 $(i+n_i)$ 번째 큐를 살펴보자. n_i 개의 큐 중에서 메시지가 대기중인 큐가 있으면, $(i+n_i)$ 번째 큐와 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 제외된다. 왜냐하면 메시지가 대기중인 큐의 서비스 시간에 포함되기 때문이다. 그러나 i 번째 큐에 대한 서비스 동안 방문한 n_i 개의 큐가 모두 비어있는 경우, 스위치오버 시간은 사이클 시간에 영향을 미친다. 따라서 한 사이클 동안 j 번째 큐와 그 다음 큐 사이의 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$E(s_j) = \sum_i [\Pr(n_i \text{ queues are empty}) \times s_j] \quad \text{단, } i+n_i=j \quad (3)$$

큐 j 로의 메시지 도착이 도착률 λ_j 인 포아송 분포를 따른다면, 가상토른 방문시 그 큐가 비어있을 확률은 다음과 같이 근사화할 수 있다.

$$P_j(0) \approx 1 - \lambda_j E(c) \quad \text{단, } E(c) \text{는 평균 사이클 시간}$$

위 식을 이용하여 전체 스위치오버 시간 S 와 평균 사이클 시간의 관계를 구할 수 있다. 특정 서버의 입장

에서 보면 한 사이클 동안에 도착한 메시지를 서비스할 확률과 서비스하지 않을 확률(다른 서버가 서비스할 확률)이 각각 1/2로 동일하므로 $E(\beta_j) = \frac{1}{2} \times \beta_j + \frac{1}{2} \times 0 = \frac{\beta_j}{2}$ 로 표시할 수 있다. 따라서

$$S = \sum_{j=1}^N [E(s_j) + \lambda_j E(c) s_j] \quad (4)$$

$$E(s_j) = \sum_i [1 - \lambda_j E(c)]^{\min\{N, n_i\}} s_j \quad \text{단, } i+n_i=j$$

$$E(c) = S + \sum_{j=1}^N [\lambda_j E(c) E(\beta_j)] = S + \sum_{j=1}^N [\lambda_j E(c) \frac{\beta_j}{2}]$$

각 노드의 도착과정 및 서비스 과정이 동일한 통계적 특성(identical statistical behavior)을 가지며 또한 분석의 편의상 $s_i = s$ 라 가정하자. 그러면 서비스 시간 동안 방문할 수 있는 큐의 최대 수는 다음과 같다.

$$n = \left\lceil \frac{\beta}{s} \right\rceil \quad (5)$$

또한 한 사이클 동안 임의의 큐와 그 다음 큐 사이의 단순 스위치오버 시간은 다음과 같다.

$$E(s) = \Pr(n \text{ queues are empty}) \times s \quad (6)$$

따라서 전체 스위치오버 시간 S 와 평균 사이클 시간의 관계는 $N > n$ 을 가정하면 다음과 같다.

$$S = N[E(s) + \lambda E(c) s] \quad (7)$$

$$E(s) = [1 - \lambda E(c)]^n s$$

$$E(c) = S + \frac{N\lambda\beta}{2} E(c)$$

각 서버의 이용률은 다음과 같이 정의된다.

$$\rho = \frac{N\lambda\beta}{2} \quad (8)$$

또한 스위치오버 시간이 차지하는 부분 ρ^+ 는 다음과 같다.

$$\rho^+ = \frac{S}{E(c)} = N[\lambda s + \frac{E(s)}{E(c)}] \quad (9)$$

위의 결과와 Marsan[14]의 결과를 이용하면 평균 대기시간을 구할 수 있다. 먼저 다음을 가정한다.

- 각 큐로의 메시지 도착간격 시간은 평균이 λ 인 지수분포를 따른다.
- 각 큐에서의 서비스 시간의 1, 2차 모멘트는 β 와 β_2 이다.

일반적인 폴링 시스템에서 메시지의 평균 대기시간은 다음과 같이 표시된다[14].

$$E(W) = \frac{\frac{E(c^2)}{2E(c)}}{1 - \lambda E(c)} \quad (10)$$

$E(c)$ 는 (7)식을 이용하여 구할 수 있으며, 스위치오버 시간이 상수라고 가정하면 서버가 하나인 경우 $E(c^2)/E(c)$ 는 다음과 같이 주어진다[14].

$$\frac{E(c^2)}{E(c)} = \frac{1}{1 - (N-1)\lambda\beta} [N\lambda\beta_2 + Ns(1 + \lambda\beta)] \quad (11)$$

위 식으로부터 서버가 둘인 경우의 값을 구하기 위하여, β 대신에 $\frac{\beta}{2}$, Ns 대신에 S 를 대입한다. 다시 말하면, 서버가 둘인 폴링 시스템 대신에 하나의 서버가 두 배의 용량을 갖는 폴링 시스템으로 근사화시킨다. 이 때 스위치오버 시간에 대한 식은 예약기능을 고려하여 (7)식을 사용한다.

최종적으로 VTDB 프로토콜에서 메시지의 평균 대기시간은 다음과 같다. 서비스 시간은 상수로 가정한다($\beta_2 = \beta^2$).

$$E(W) = \frac{\frac{1}{2 - (N-1)\lambda\beta} \{N\lambda(\frac{\beta}{2})^2 + S(1 + \frac{\lambda\beta}{2})\}}{1 - \frac{\lambda S}{1 - \frac{N\lambda\beta}{2}}} \quad (12)$$

$\lambda E(c) \ll 1$ 인 경우, (7)식의 $[1 - \lambda E(c)]^n$ 을 Taylor expansion의 처음 두 항만으로 근사화하면 다음을 얻는다.

$$E(s) = [1 - n\lambda E(c)]s$$

$$E(c) = \frac{2Ns}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]}$$

$$S = Ns \left[\frac{2\lambda N(1-n)s}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]} \right] = Ns' \quad (13)$$

$$\text{단, } s' = s \left[1 + \frac{2\lambda N(1-n)s}{2 - \lambda N[\beta + 2(1-n)s]} \right]$$

최종적으로 $\lambda E(c) \ll 1$ 인 경우 평균 대기시간은 다음과 같다.

$$E(W) = \frac{N[\lambda\beta^2 + 2(2 + \lambda\beta)s'] [2 - \lambda N\beta]}{4[2 - \lambda N - 2\lambda Ns'][2 - \lambda(N-1)\beta]} \quad (14)$$

2. 해석적 방법에 대한 검증

해석적 방법을 이용하여 구한 결과를 검증하기 위하여 시뮬레이션을 수행하여 결과를 비교하였다. 시뮬레이션은 SLAM II(Simulation Language for Alternative Modeling II)[15]의 이산 사건 모델을 사용하여 수행하였으며, 다음 사항을 가정하였다.

- 입력 트래픽 발생: Poisson 분포
- 버스의 데이터 전송속도: 320 Mbps
- 메시지 길이: 256 bytes
- 노드 수: 96
- 노드간 스위치오버 시간: 0.5 μ sec

그림 11은 위와 같은 환경하에서의 메시지 도착률에 따른 평균대기시간을 보여주고 있다.

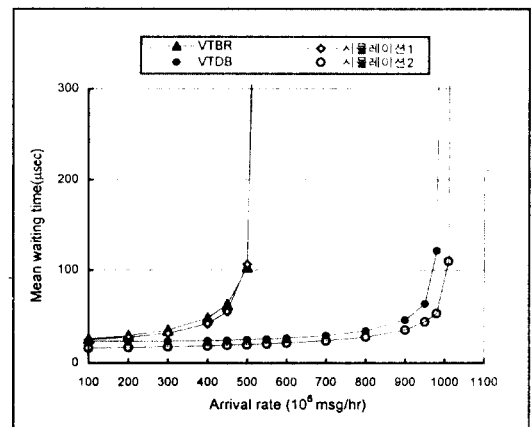


그림 11. 도착률에 따른 메시지 평균 대기시간
Fig. 11 Mean waiting time vs. arrival rate

그림으로부터 해석적 방법과 시뮬레이션 결과가 대체적으로 잘 일치하고 있음을 알 수 있다. 또한 그림

에서 기존 단일 공유버스 구조의 가상토큰버스 프로토콜(VTBR)에 비하여 제안된 VTDB 프로토콜의 성능이 매우 우수하게 나타남을 알 수 있다. 즉, VTDB 프로토콜은 각 노드를 독립된 두 개의 버스에 동시에 연결하여 메시지 전송시 두 버스를 함께 사용하게 함으로써 통신망의 처리율(throughput)을 기존의 VTBR 프로토콜에 비하여 두 배로 향상시켜 주며, 아울러 우수한 지연성능을 나타낸다. 그림에서 VTBR은 전체 메시지 도착률이 500×10^6 msg/hr을 넘어서면 대기시간이 급격히 증가하는 데 비하여, VTDB는 그 값의 두 배에 해당하는 $1,000 \times 10^6$ msg/hr 이후에 대기시간이 급상승함을 알 수 있다.

실제 이동통신 시스템의 운용 환경하에서의 성능을 살펴보기 위하여 다음과 같은 상황을 고려한다.

- 전송속도: 320 Mbps
- 메시지 길이: 128 bytes
- 노드 수: 96
- 노드간 스위치오버 시간: 0.5 μ sec

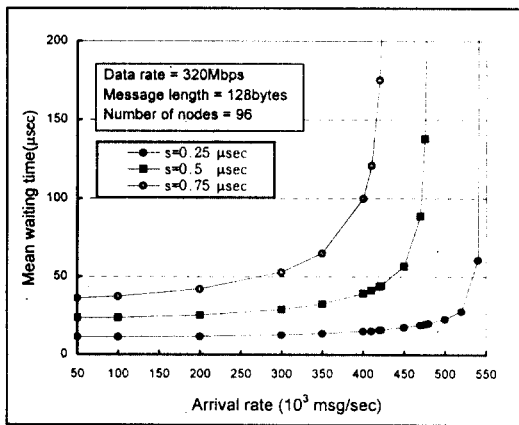


그림 12. 도착률에 따른 메시지 평균대기시간
Fig. 12 Mean waiting time vs. arrival rate

그림 12의 결과는, 도착률에 따른 평균 대기시간을 해석적 방법을 이용하여 구한 값이다. 그림에서 메시지 도착률이 어느 수준을 넘어가면 대기시간이 급상승함을 알 수 있다. 스위치오버 시간이 0.5 μ sec인 경우 초당 메시지 도착률이 470,000을 넘어서면서 대기시간이 급상승하는데, 이는 초당 $470,000 \times 128 \times 8 =$

481.280 Mbit의 트래픽에 해당하며, 이 때 버스의 이용율은 약 0.75에 이른다. 반면에 스위치오버 시간이 0.25 μ sec인 경우 초당 메시지 도착률이 540,000을 넘어서면서 대기시간이 급상승함을 알 수 있는데, 이는 초당 $540,000 \times 128 \times 8 = 559.960$ Mbit의 트래픽에 해당하며, 이 때 버스의 이용율은 약 0.86에 이른다. 스위치오버 시간이 작아질수록 한 사이클 동안 스위치오버 시간이 차지하는 비율이 작아지고 따라서 실제 메시지 전송을 위한 버스의 이용률이 증가하게 되므로 스위치오버 시간을 작게 유지할 필요가 있음을 알 수 있다.

그림 13은 스위치오버 시간의 변화에 따른 평균 대기시간의 변화를 표시한 것이다. 그림에서 버스 이용률 0.48은 초당 메시지 도착률 3.0×10^5 (msg/sec)에 해당된다. 메시지 도착률이 일정하더라도 스위치오버 시간이 증가함에 따라 대기시간이 증가하게 됨을 알 수 있다. 이는 스위치오버 시간의 증가에 따라 하나의 메시지를 서비스하는 동안 예약 가능한 노드의 수가 감소하기 때문이다.

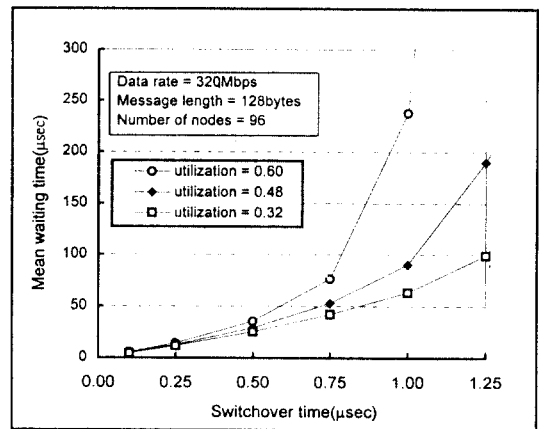


그림 13. 스위치오버 시간에 따른 메시지 평균대기시간
Fig. 13 Mean waiting time vs. switchover time

그림 14는 버스 이용율을 일정하게 유지하면서 메시지 길이에 따른 평균 대기시간의 변화를 표시한 것이다. 즉, 메시지 길이가 증가함에 따라 노드당 메시지의 도착률은 감소하는 경우를 가정하였다. 예를 들어, 버스 이용률 0.48인 경우, 메시지 길이가 128 byte 인 때의 도착률은 3.0×10^5 msg/sec이고 메시지 길이

가 64 byte일 때의 도착률은 6.0×10^5 msg/sec이다.

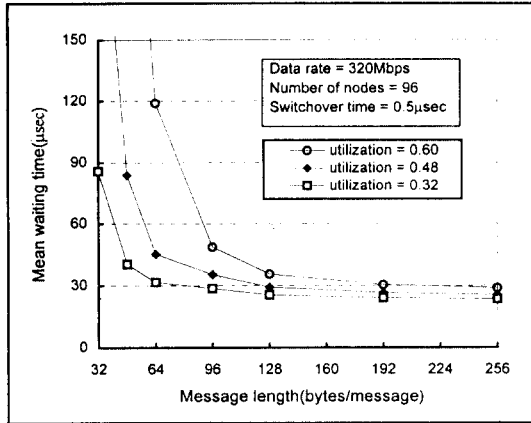


그림 14. 메시지 길이에 따른 메시지 평균대기시간
Fig. 14 Mean waiting time vs. message length

그림으로부터 메시지 길이가 증가함에 따라 대기시간이 감소함을 알 수 있는데, 이는 메시지 길이가 증가함에 따라 메시지에 대한 서비스 시간이 길어지고 따라서 서비스 시간 동안 예약할 수 있는 노드의 수가 증가하기 때문이다. 반면에, 점유율이 동일한 경우 메시지 길이가 증가함에 따라 노드의 초당 도착 메시지 수가 감소하므로 메시지가 대기중인 확률도 작아지게 된다. 따라서 메시지 길이가 128 byte에서 256 byte로 증가하여도 256 byte일 경우의 대기시간이 128 byte일 경우의 대기시간에 비하여 뚜렷하게 감소하지 않음을 알 수 있다.

그림에서 메시지 길이가 매우 작게 되면 대기시간이 급격히 상승함을 알 수 있다. 이는 메시지 길이가 작아지면 서비스 시간이 짧아지고 따라서 예약할 수 있는 노드의 수가 작아지므로 거의 모든 노드의 스위치오버 시간이 영향을 미치기 때문이다.

그림 15는 전체 트래픽을 3.0×10^5 msg/sec로 일정하게 유지하면서 노드 수의 증가에 따른 평균 대기시간의 변화를 표시한 것이다. 즉, 노드 수의 증가에 따라 노드당 트래픽은 감소하는 경우를 가정하였다. 예를 들어, 노드 수가 96인 경우 노드당 메시지 도착률은 3,125 msg/sec이고 노드 수가 192인 경우 노드당 메시지 도착률은 1,562 msg/sec이다. 그림으로부터,

전체 트래픽이 일정한 경우 노드 수의 증가에 비례하여 대기시간이 선형적으로 증가함을 알 수 있다. 이는 노드 수가 증가하는 만큼 각 노드의 메시지 도착률이 감소하여, 하나의 메시지를 서비스하는 동안의 예약 확률이 감소하게 되고 따라서 스위치오버를 하는 확률이 증가하기 때문이다.

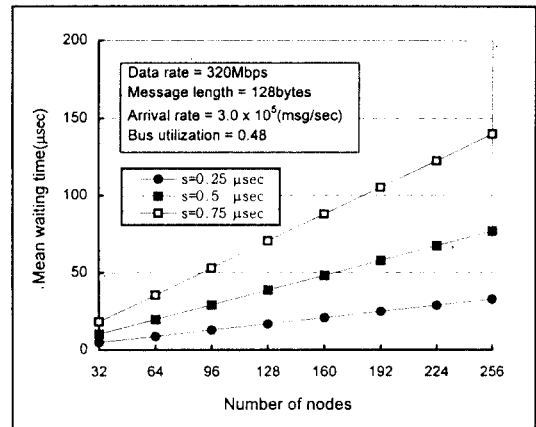


그림 15. 노드 수에 따른 메시지 평균대기시간
Fig. 15 Mean waiting time vs. number of nodes

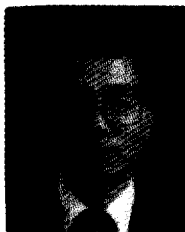
V. 결 론

본 논문에서는 CDMA 이동통신 시스템의 내부 상호연결 통신망의 성능 향상을 위하여 새로운 가상토큰 이중버스(VTDB: virtual token dual bus)의 구조 및 매체 접근 제어 프로토콜을 제안하고, 성능분석을 위한 해석적 방법을 제시하였다. 제안된 VTDB 프로토콜에서는 공유버스에 대한 매체 접근 제어시 가상토큰 예약 기능을 사용하여 전송할 메시지를 가진 노드간 가상토큰 전달시간을 줄여 버스의 성능을 향상시키며, 또한 각 노드를 독립된 두개의 버스에 동시에 연결하여 메시지 전송시 두개의 버스를 함께 사용하게 함으로써 공유버스의 성능 및 신뢰성을 개선하였다. 제시된 해석적 방법 및 시뮬레이션을 이용하여 성능을 분석한 결과 기존의 단일 공유버스 구조를 갖는 가상토큰 전달방식의 매체접근제어 프로토콜에 비교하여 본 논문에서 제안된 VTDB 프로토콜의 처리율 및 지연성능이 우수함을 확인할 수 있었다. 제안된

통신망 구조 및 매체접근제어 프로토콜은 제3세대 이동통신 시스템인 UMTS, IMT-2000 및 교환기 내장형 인터넷 라우터(IPOP:Internet POP) 등과 같은 분산 실시간 시스템의 내부 상호연결 통신망으로 적용될 수 있다.

참고 문헌

1. L.G. Anderson *et al.*, "Distributed systems trade-offs," in *Proc. ISS'87*, pp. 26-33, 1987.
2. M. L. Gac, J. Guezou, and C. Roche, "LAN and switching systems:flexibility and performance through architectural design," in *Proc. 4th IEE Conference on Telecommunications*, pp. 72-77, 1993.
3. W. C. Y. Lee, "Overview of cellular CDMA," *IEEE Trans. On Vehicular Technology*, vol. 40, no. 2, pp. 291-302, May 1991.
4. Young-Nam Han, Hang-Gu Bahk, and Seung-Taik Yang, "CDMA mobile system overview:introduction, background, and system concepts," *ETRI Journal*, vol. 19, no. 3, pp. 83-97, Oct. 1997.
5. J. Jayapalan and M. Burke, "Cellular data services architecture and signaling," *IEEE Personal Communications*, vol. 1, no. 2, pp. 44-55, Second Quarter, 1994.
6. V. O. K. Li and X. Qiu, "Personal communication systems(PCS)," *Proceedings of the IEEE*, vol. 83, no. 9, pp. 1210-125, Sep. 1995.
7. J. Rapeli, "UMTS:targets, system concept, and standardization in a global framework," *IEEE Personal Communications*, vol. 2, no. 1, pp. 20-28, Feb. 1995.
8. M. H. Callendar, "Future public land mobile telecommunication systems," *IEEE Personal Communications*, vol. 1, no. 4, pp. 18-22, Fourth Quarter 1994.
9. Youn-Kwae Jeong *et al.*, "Implementation of interconnection network in CDMA mobile system," in *Proc. ICEIC'95*, pp. II-211 II-214, Dec. 1995.
10. 정연쾌, 신동진, 이상조, "가상토큰버스 통신망의 성능향상을 위한 프레임 동기 신호의 동적 제어," 정보과학회논문지, 제23권, 제1호, pp. 90-104, 1996.
11. Byeong-Cheol Choi, Youn-Kwae Jeong, "A design of node for interconnection network in CDMA mobile communication system," in *Proc. IEEE ICCS'96*, pp. 1540-1544, Nov. 1996.
12. 최병철, 강철신, "CMS 이동통신 시스템 상호연결망에서의 이중 예약 토큰을 이용한 버스 중재 기법," '96 한국통신학회 추계학술발표 논문집, pp. 153-156, Nov. 1996.
13. Byeong-Cheol Choi, Youn-Kwae Jeong, Cheoul-Shin Kang, and Jae-Sup Lee, "2-Stage multiple virtual token bus protocol with reservation for interconnection network in CDMA mobile communication system," in *Proc. ITC-CSCC'97*, pp. 7-10, July 1997.
14. M. A. Marsan, L.F. de Moraes, S. Donatelli, and F. Neri, "Analysis of symmetric nonexhaustive polling with multiple servers," in *Proc. INFOCOM'90*, pp. 284-295, Jun. 1990.
15. A. A. B. Pritsker, *Introduction to simulation and SLAM II*, New York:NY, Jonh Wiley & Sons, 1995.



정 연 쾌(Youn-Kwae Jeong)정회원
 1982년 2월:경북대학교 공과대학 전자공학과 (전산전공) 학사
 1984년 2월:경북대학교 대학원 전자공학과 (전산전공) 석사
 1996년 8월:경북대학교 대학원 컴퓨터공학과 박사
 1983년 6월~현재: 한국전자통신연구원 책임연구원
 ※주관심분야: ATM 교환, CDMA 이동통신, 고속 실시간 통신망 및 인터넷



백 장 현(Jang-Hyun Back) 정회원

1986년 2월: 서울대학교 공과대학
산업공학과 학사

1988년 2월: 서울대학교 대학원 산
업공학과 석사

1997년 2월: 서울대학교 대학원 산
업공학과 박사

1988년 4월~1988년 8월: 한국과
학기술원 연구원

1989년 6월~1998년 2월: 한국전자통신연구원 선임연
구원

1998년 3월~현재: 전북대학교 산업공학과

※주관심분야: 통신시스템 설계 및 성능평가(이동통
신, 인터넷, ATM), 통신경영